

Searching PAJ

第 1 頁・共 1 頁

Cite No. 5.

## PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 07-074780

(43)Date of publication of application : 17.03.1995

(51)Int. Cl.

H04L 12/56

(21)Application number : 03-108459

(71)Applicant : INTERNATL BUSINESS MACH  
CORP (IBM)

(22)Date of filing : 12.04.1991

(72)Inventor : BARZILAI TSIPORA P  
CHEN MON-SONG  
KADABA BHARATH K  
KAPLAN MARG A

(30)Priority

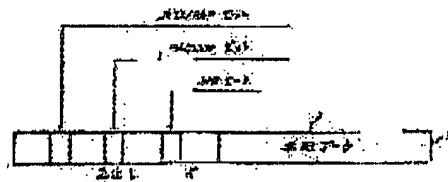
Priority number : 90 527809 Priority date : 23.05.1990 Priority country : US

## (54) METHOD AND DEVICE FOR ADJUSTING WINDOW SIZE OF PACKET TRANSMISSION NETWORK

## (57)Abstract:

**PURPOSE:** To obtain a dynamic adjusting method by which a window can be adjusted to a desired size in one time of repetition in a packet transmission network by predicting the best window reducing amount (or enlarging amount).

**CONSTITUTION:** The window size at a session between a transmitter and receiver which communicate with each other through the link of a packet communication network is dynamically adjusted. In order to adjust the window size, a pacing request signal consisting at least of one bit indicating the size of a window immediately after windows each containing pacing requests in one packets is transmitted to the receiver. Each packet is constituted of an information data field 2 and a heading 4 and the heading 4 is used by a communication protocol for assisting packet processing. In addition, a pacing credit is shared between selected sessions in the period in which the packets must be transmitted.



(10) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平7-74780

(40) 公開日 平成7年(1995)5月17日

(51) Int. Cl.

H04L 12/56

識別記号

庁内整理番号

F I

技術表示箇所

9077-6K

H04L 11/20

102 C

審査請求 有 請求項の数15 FD (全14頁)

(31) 出願番号 特願平3-108459

(32) 出願日 平成3年(1991)4月12日

(33) 発明者氏名 527609

(34) 優先日 1990年5月29日

(35) 優先権主張国 米国 (US)

(71) 出願人 39000531

インターナショナル・ビジネス・マシーンズ・コーポレーション  
INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORPORATION  
アメリカ合衆国10504、ニューヨーク州  
アーモンク (住所なし)(72) 発明者 ツイボフ、バーチャ、バルザライ  
アメリカ合衆国ニューヨーク州、ミルウォーキー、ヒドン、ホコー、ブーン、122

(74) 代理人 井田二 朝倉 幸一 (特5名)

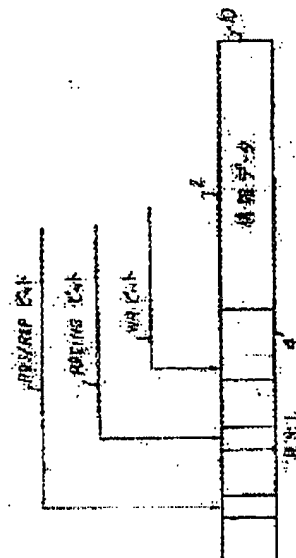
最良頁に置く

(54) 【発明の名称】 パケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整方法及び装置

(57) 【要約】

【目的】 所望のウィンドーサイズになるまで最少回数の反復でパケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズを動的に調整すること。

【構成】 パケット伝送ネットワークのリンクを介しての送信経路と受信経路間のセッションにおけるウィンドーサイズを動的に調整するための方法および装置であって、最少回数の反復により最適ウィンドーサイズを決定する動的ウィンドー調整方法である。また、その間にこのネットワークを介してパケットを送送する多数のセッション間で歩調合せクレジットを共用させる。送信すべきパケットを有しないセッションは共用クレジットプールに歩調合せクレジットを送り、その歩調合せクレジットは送信すべきパケットを有するセッションに配分される。



(2)

特開平 7-74780

## 【特許請求の範囲】

【請求項1】 パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側のセッションにおけるウィンドーサイズを調整する方法であって、

上記送信側および受信側セッションにおいて送信されるべき次のウィンドーの、上記送信側が次のウィンドー内で送信しようとするパケットの数である、サイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信側に送信する段階を有し、

上記次のウィンドーサイズ (WS) はそれが計算されるべきときに  $Q \neq 0$  または  $Q = 0$  であり且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバル内で受信されなかったとき前のウィンドーサイズを減少させることにより決定され、かくしてウィンドーサイズ (WS) が次式

$$WS = \max(W_m, CNT - Q \cdot L + B)$$

(但し、CNT は、上記送信側から受信側に伝送されるべき第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが上記受信側で受信された後に上記受信側から上記送信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信側から上記受信側で受信されるパケットの数、QL はこのネットワークの他のノードへの情報の伝送のために上記受信側の待ち行列に記憶されるパケットの数、 $W_m$  は最小ウィンドーサイズを示す予め決定されたパラメータ、B は同じく予め決定されたパラメータである) で決定され、

上記次のウィンドーサイズは、この次のウィンドーサイズが計算されるべきときに  $Q \neq 0$  であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバル内で受信されたとき上記次のウィンドーサイズが CNT と  $W_m$  (但し、 $W_m$  は予め決定されたパラメータである) の間の値となるならば前のウィンドーサイズを増大させることにより決定される、

パケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整方法。

【請求項2】 パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側のセッションにおけるウィンドーサイズを調整する方法であって、次のウィンドーについて、上記送信側が上記セッションのこの次のウィンドーにおいて送信しようとするパケット数である次のウィンドーサイズを要求する歩調合せ要求を上記受信側に送信する段階、及びこの歩調合せ要求に応じて、上記送信側および受信側の上記セッションにおいて伝送されるべき上記次のウィンドーのサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信側に送信する段階を有し、

上記次のウィンドーサイズは上記次のウィンドーサイズ (WS) が計算されるべきときに  $Q \neq 0$  または  $Q = 0$  であり、しかも歩調合せ要求が特定の時間インターバル内で受信されなかったならば前のウィンドーサイズを減少することにより決定され、かくして上記次のウィ

ンドーサイズが次式

$$WS = \max(W_m, CNT - Q \cdot L + B)$$

(但し、CNT は上記送信側から受信側に伝送されるべき第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが上記受信側で受信された後に上記受信側から上記送信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信側から上記受信側で受信されるパケットの数、QL はこのネットワークの他のノードへの情報の伝送のために上記受信側の待ち行列に記憶されるパケット数、 $W_m$  は最小ウィンドーサイズを示す予め決定されたパラメータ、B は同じく予め決定されたパラメータである) で決定され、

上記次のウィンドーサイズは、上記次のウィンドーサイズが計算されるべきときに  $Q \neq 0$  であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバル内で受信されたならば前のウィンドーサイズを増加することにより決定され、 $W_m$  を予め決定されたパラメータとしたとき CNT と  $W_m$  の間の値となる、

パケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整方法。

【請求項3】 パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側のセッションにおけるウィンドーサイズを調整する方法であって、

第1ウィンドーが送信されている間に、上記送信側および受信側のセッションにおいて伝送されるべき、上記セッション中の上記第1ウィンドーの送信後にこの第1ウィンドーの伝送との間の時間内に他のウィンドーを送信することなくこのセッション中に伝送される第2ウィンドーが、上記送信側からこの第2ウィンドーにおいて送信しようとするパケット数であるサイズ (WS) を示す歩調合せレスポンスを上記送信側に送信する段階を有し、

上記第2ウィンドーの上記サイズはそれが計算されるべきときに  $Q \neq 0$  または  $Q = 0$  であり、且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバルにおいて上記受信側で受信されなかった場合に上記第1ウィンドーのサイズを減少させることにより決定され、しかも次式

$$WS = \max(W_m, CNT - Q \cdot L + B)$$

(但し、CNT は上記送信側から受信側に伝送されるべき第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが上記受信側で受信された後に上記送信側から上記受信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信側から上記受信側で受信されるパケットの数、QL はこのネットワークの他のノードへの情報の伝送のために上記受信側の待ち行列に記憶されるパケット数、 $W_m$  は最小ウィンドーサイズを示す予め決定されたパラメータ、B は同じく予め決定されたパラメータである) で決定され、

上記第2ウィンドーの上記サイズは、それが計算されるべきときに  $Q \neq 0$  であり且つ歩調合せ要求が上記特定

(3)

特開平7-74780

の時間インターバル内で受信されたならば、上記第1ウィンドーのサイズを増大することにより決定され、 $W_m$  を予め特定されたパラメータとしたとき  $CNT$  と  $W_m$  の間の値となる。

パケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整方法。

【請求項4】パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側のセッションにおけるウィンドーサイズを調整する方法であって、第1ウィンドー内で第2ウィンドーについての、上記送信側が上記セッションの上記第2ウィンドー内で伝送しようとするパケットの数であるサイズについての要求を示す歩調合せ要求を上記受信側に伝送する段階、及び第1ウィンドーが送信中であって且つ上記歩調合せ要求に応じて、上記セッションにおいて伝送されるべき、上記第1および第2ウィンドーの伝送間の時間内に他のいずれのウィンドーも伝送せずに上記セッションにおける上記第1ウィンドーの伝送後に上記セッションにおいて伝送される上記第2ウィンドーの、上記送信側が第2ウィンドーにおいて伝送しようとするパケットの数であるサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信側に伝送する段階を有し、

上記第2ウィンドーの上記サイズ (WS) はそれが計算されるべきときに  $Q \cdot L \neq 0$  または  $Q \cdot L = 0$  であって且つ上記歩調合せ要求が特定の時間インターバルにおいて上記受信側で受信された後ならば上記第1ウィンドーのサイズを減少することにより決定され、従って、式  $WS = \max(W_m, CNT - Q \cdot L + B)$

(但し、 $CNT$  は上記送信側から受信側に伝送されるべき第1パケットに必要な時間はこの第1パケットが上記受信側で受信された後に上記送信側から受信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ経過時間中に上記送信側から受信側で受信されるパケットの数、 $Q \cdot L$  は上記受信側の送信待ち行列内に記憶されるパケットの数、 $W_m$  は最小ウィンドーサイズを示す予め特定されたパラメータ、 $B$  は予め特定されたパラメータである) で決定され、

上記第2ウィンドーのサイズはそれが計算されるべきときに  $Q \cdot L = 0$  であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバルにおいて上記受信側で受信された場合に上記第1ウィンドーのサイズを増加させることにより決定され、従って  $W_m$  を予め特定されたパラメータとしたとき  $CNT$  と  $W_m$  の間の値となる、

パケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整方法。

【請求項5】パケット伝送ネットワークにおいて、そのネットワークのリンクの送信側および受信側のセッションにおいてウィンドーサイズを調整する方法であって、

先々が1個のパケット内の、歩調合せ要求を含むウィン

ドーのすぐ後のウィンドーについてウィンドーサイズ要求を示す少なくとも1個のビットである歩調合せ要求を上記受信側に伝送する段階、

先々が上記歩調合せ要求の先々に応答して先々の歩調合せ要求を含む一つのウィンドーにすぐ続く先々のウィンドーについてウィンドーサイズを示す、パケット内の少なくとも1個のビットである歩調合せレスポンスを上記送信側に送る段階、

上記送信側から上記受信側に、先々が上記送信側により上記歩調合せレスポンスの先々の受信に直ちに続く次のパケットにおいて送信されて上記歩調合せレスポンスの先々の歩調合せレスポンスの受信を示す肯定応答ビットを伝送する段階、及び上記肯定応答ビットの受信により、先々がこれら肯定応答ビットの先々の受信により決定され、そして上記歩調合せレスポンスの内の、上記先々の肯定応答ビットの受信後に上記送信側に伝送される次の歩調合せレスポンスであるべき1個に含まれるべきウィンドーサイズを決定する段階を有し、

上記各ウィンドーサイズ (WS) は  $Q \cdot L \neq 0$  または  $Q \cdot L = 0$  であって上記受信側で最初に受信されたパケットが上記歩調合せ要求の1個を含むとき式

$$WS = \max(W_m, CNT - Q \cdot L + B)$$

で決定され、そうでない場合には  $CNT$  と  $W_m$  の間の値とされる (但し、上記ウィンドーサイズの先々の決定について  $Q \cdot L$  は上記肯定応答ビットの対応する1個が受信された時であってこの肯定応答ビットを含むパケットが上記受信側の待ち行列に記憶される前に、この待ち行列に記憶されるパケットの数であり、 $CNT$  は上記対応する肯定応答ビットの受信とその前に受信される最後の歩調合せ要求の受信との間のインターバルにおいて上記送信側から受信側に伝送されるパケット数であり、 $W_m$  と  $W_{max}$  はこのセッションにおいて使用しようとする特定された最大および最小のウィンドーサイズであり、 $B$  は予め特定された定数である)、

パケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整方法。

【請求項6】パケット伝送ネットワークのリンクを介して送信する送信側と受信側との間のセッションにおけるウィンドーサイズを調整するための装置であって、上記送信側と受信側との間のセッションにおいて伝送されるべき次のウィンドーの、上記送信側が次の1つのウィンドー内で伝送しようとするパケットの数であるサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信側に伝送するための送信手段、及び上記次のウィンドーサイズ (WS) を決定する決定手段を有し、

上記ウィンドーサイズが計算されるべきときに  $Q \cdot L \neq 0$  または  $Q \cdot L = 0$  であり且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバル内で受信された後ならば前のウィンドーサイズを減少させることによって計算され、式

$$WS = \max(W_m, CNT - Q \cdot L + B)$$

(4)

特開平7-74750

5

に従ってこの前のウィンドーサイズが計算されたサイズとなり（但し、CNTは上記送信側から受信側に伝送されるべき第1パケットに必要な時間をこのパケットが上記受信側で受信された後に上記送信側から受信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信側から受信側で受信されるパケットの数、QLはこのネットワークの他のノードへの将来の伝送のために上記受信側の待ち行列に記憶されるパケット数、 $W_m$  は最小ウィンドーサイズを示す予め特定されたパラメータ、Bは同じく予め特定されたパラメータである）。

上記次のウィンドーサイズはそれが計算されるとき $QL=0$ であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバルにおいて受信された場合に前のウィンドーサイズを増加することによって決定され、そして $W_m$  を予め特定されたパラメータとしたときCNTと $W_m$  の間の値となる。

パケット通信ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整装置。

【請求項1】パケット通信ネットワークのリンクを介して通信を行う送信装置と受信装置間のセッションにおけるウィンドーサイズを調整するための装置であって、上記送信装置が上記セッションにおける次のウィンドー内で送信しようとするパケットの数であるその次のウィンドーサイズについての要求を示す歩調合せ要求を上記受信装置に伝送する手段、

この歩調合せ要求に応じて上記セッションにおいて送られるべき次のウィンドーのサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信装置に送る手段、及び上記次のウィンドーサイズ（WS）を決定する手段を有し、

この次のウィンドーサイズは、上記ウィンドーサイズが計算されるべきときに $QL \neq 0$ または $QL=0$ であって且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバル内で受信されなかった場合に前のウィンドーサイズを減少することにより決定されて式

$$WS = \max(W_m, CNT - QL + B)$$

に従って減少され（但し、CNTは上記送信装置から受信装置に伝送されるべき第1パケットに必要な時間とこのパケットが上記受信装置で受信された後に上記送信装置に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信装置から受信装置で受信されるパケットの数、QLはこのネットワークの他のノードへの将来の伝送のために上記受信側の待ち行列に記憶されるパケット数、 $W_m$  は最小ウィンドーサイズを示す予め特定されたパラメータ、Bも予め特定されたパラメータである）、上記次のウィンドーサイズはそれが計算されるとき $QL=0$ であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバルにおいて受信された場合に前のウィンドーサイズから増加されて $W_m$  を予め特定されたパラメータとしてCNTと $W_m$  の間の

6

値となる、

パケット通信ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整装置。

【請求項8】パケット通信ネットワークのリンクを介して通信する送信装置と受信装置間のセッションにおけるウィンドーサイズを調整するための装置であって、第1ウィンドー内で第2ウィンドーについての、上記送信装置が上記セッションの上記第2ウィンドー内で伝送しようとするパケット数であるサイズについての要求を示す歩調合せ要求を上記受信装置に伝送する手段、

上記第1ウィンドーの送信中であって且つこの歩調合せ要求に応じて上記セッションにおいて伝送されるべき、上記第1および第2ウィンドーの伝送間の時間内に何のいすれのウィンドーも伝送せずに上記セッションにおける第1ウィンドーの伝送後に上記セッションにおいて伝送される上記第2ウィンドーの、上記送信装置が上記第2ウィンドーにおいて送信しようとするパケットの数であるサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信装置に伝送する手段、及び上記第2ウィンドーのサイズ（WS）を決定する手段を有し、

この第2ウィンドーサイズはそれが計算されるとき $QL=0$ または $QL \neq 0$ であり且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバルにおいて上記受信装置で受信されなかった場合に上記第1ウィンドーのサイズを減少させることにより決定され、そして式

$$WS = \max(W_m, CNT - QL + B)$$

で決定され、（但し、CNTは上記送信装置から受信装置に伝送されるべき第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが上記受信装置で受信された後に上記送信装置から受信装置に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信装置から受信装置で受信されるパケットの数、QLはこのネットワークの他のノードへの将来の伝送のために上記受信側の待ち行列に記憶されるパケット数、 $W_m$  は最小ウィンドーサイズを示す予め特定されたパラメータである）、上記第2ウィンドーのサイズはそれが計算されるとき $QL=0$ であり且つ歩調合せ要求が上記特定のインターバル内で上記受信装置により受信された場合に上記第1ウィンドーサイズを増加することにより決定され、 $W_m$  を予め特定されたパラメータとしてCNTと $W_m$  の間の値となす、

パケット通信ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整装置。

【請求項9】パケット通信ネットワークのリンクを介して通信する送信装置と受信装置間のセッションにおけるウィンドーサイズを調整するための装置であって、夫々が1個のパケット内の、歩調合せ要求を含むウィンドーのすぐ後のウィンドーについてウィンドーサイズ要求を示す少なくとも1個のビットである歩調合せ要求を上記受信装置に伝送するための手段、

50

(5)

特開平7-74780

夫々が上記歩調合せ要求の夫々に対応しそして夫々の歩調合せ要求を含む一つのウィンドーにすくなく夫々のウィンドーについてウィンドーサイズを示す、パケット内の少なくとも1個のビットである歩調合せレスポンスを上記送信装置に送る手段、

上記送信装置から受信装置に、夫々が上記送信装置により上記歩調合せレスポンスの夫々の受信に直ちに続く次のパケットにおいて送信されそして上記歩調合せレスポンスの夫々の歩調合せレスポンスの受信を示す肯定応答ビットを伝送する手段、及び上記肯定応答ビットの受信により夫々がこれら肯定応答ビットの夫々の受信により決定されそして上記歩調合せレスポンス内の、上記夫々の肯定応答ビットの受信後に上記送信装置に伝送される次の歩調合せレスポンスであるべき1個に含まれるべきウィンドーサイズを決定する手段を有し、

上記各ウィンドーサイズ(W<sub>n</sub>)は $Q \cdot L \cdot \alpha$ または $Q \cdot L \cdot \beta$ であって受信装置で最後に受信されたパケットが上記歩調合せ要求の1個を含まないときに式

$W_n = \max(W_{n-1}, CNT - Q \cdot L + B)$

で決定され、そうでない場合にはCNTとW<sub>n-1</sub>の間の値となり、上記ウィンドーサイズの夫々の決定についてQ・Lは上記肯定応答ビットの対応する個が受信された時であってこの肯定応答ビットを含むパケットが上記送信装置の待ち行列に記憶される前に、この待ち行列に記憶されるパケットの数であり、CNTは上記対応する肯定応答ビットの受信とその前に受信される最後の歩調合せ要求の受信との間のインターバルにおいて上記送信装置から受信装置に伝送されるパケット数であり、W<sub>n-1</sub>とW<sub>n</sub>はこのセッションにおいて使用しうる最も特定された最大および最小ウィンドーサイズであり、Bは予め特定された定数である、

パケット通信ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整装置。

【請求項10】パケット伝送ネットワークにおいて、パケットが伝送されるべき複数のセッションの内の選ばれたセッションにおいて歩調合せクレジットを共用させる方法であって、

各セッションに対応する送信キューが伝送すべきパケットを記憶しているかどうかを決定するために上記セッションの夫々をポーリングする手段、

上記選ばれたセッションの夫々について、上記夫々の選ばれたセッションに対応する送信待ち行列が上記夫々の選ばれたセッションがポーリングされるときに送信すべきパケットを記憶していないとき、共用クレジットプール内の少なくとも1個の歩調合せクレジットを記憶する手段、及び上記共用クレジットプールに記憶された歩調合せクレジットを、送信用のパケットを記憶した対応する送信待ち行列を有する上記選ばれたセッションのそれらに配布する手段を備えたパケット伝送ネットワークにおける歩調合せクレジットの共用方法、

を有するパケット伝送ネットワークにおける歩調合せク

レジットの共用方法。

【請求項11】前記選ばれたセッションの夫々について歩調合せクレジットが夫々のセッションについての歩調合せカウンタが第1の選ばれた値W'より大であるとせのみの前記クレジットプールに記憶されるべきになった請求項10の方法。

【請求項12】前記選ばれたセッションの夫々について、それが第2の選ばれた値より小さい歩調合せカウンタを有するとせのみの前記共用クレジットプールに記憶された歩調合せクレジットが夫々の選ばれたセッションに配布される、請求項10に記載の方法。

【請求項13】前記セッションの夫々は2つのモードのいずれかであり、これらモードの一方は歩調合せクレジットが前記共用クレジットプールから配布もされずまたそこへ送られることもない排他スケジューリングモードであり、他方のモードは歩調合せクレジットが上記共用クレジットプールに送られまたはそれから配布しうる共用スケジューリングモードであり、そして上記共用スケジューリングモードにおいて前記セッションの内の前記選ばれたセッションである少なくとも1つのセッションを有する請求項10に記載の方法。

【請求項14】前記排他スケジューリングモードにおける前記セッションの内の第1のセッションは上記セッションのいずれも上記セッションの2つの連続するスケジューリング間の時間および第1セッションの最後のスケジューリングの時間においてパケットを送信しないときに上記共用スケジューリングモードに変化し、上記セッションの第2セッションはそれが前記共用クレジットプールから配布される歩調合せクレジットを受けるとなくパケットを送信することが出来るように上記共用モードから上記排他モードに変化する請求項13に記載の方法。

【請求項15】パケット伝送ネットワークにおいて、パケットが伝送されるべき複数のセッションの内の選ばれたセッションにおいて歩調合せクレジットを共用させるための装置であって、

各セッションに対応する送信キューが伝送すべきパケットを記憶しているかどうかを決定するために上記セッションの夫々をポーリングする手段、

上記選ばれたセッションの夫々について、上記夫々の選ばれたセッションに対応する送信待ち行列が上記夫々の選ばれたセッションがポーリングされるときに送信すべきパケットを記憶していないとき、共用クレジットプール内の少なくとも1個の歩調合せクレジットを記憶する手段、及び上記共用クレジットプールに記憶された歩調合せクレジットを、送信用のパケットを記憶した対応する送信待ち行列を有する上記選ばれたセッションのそれらに配布する手段を備えたパケット伝送ネットワークにおける歩調合せクレジットの共用方法。

【発明の詳細な説明】

9.

【0001】

【産業上の利用分野】本発明は一般にパケット伝送ネットワークのリンクを介して送信装置と受信装置間のセッションにおけるウィンドーサイズを動的に調整する方法に関する。さらに詳細には、本発明は最少数のやり取りでウィンドーサイズを調整する方法に関する。本発明はまたパケットがパケット伝送ネットワークを介して伝送されるべき期間に多数のセッション間で歩調合せクレジットを共用する方法に関する。

【0002】

【従来の技術及び課題】フロー制御はコンピュータネットワークにまたがるパケットの入力と配布を制御する機能である。その目的はデッドロックを防止するためにネットワークの資源、リンクバンド幅およびノード知識の高度の利用を達成し、さらにユーザに対しフェアにすることである。データの送信側と受側のネットワーク内に対応する受信側の間のウィンドー歩調合せはこれら目的を達成する上でのキーエレメントにしばしばなるものである。ウィンドーは送信されたかまだ肯定回答のないパケットの数に依存する。SNAは本発明により改善される。以降で「基本PRQ/PRS」スキームと呼ぶウィンドー歩調合せメカニズムを使用する。

【0003】「基本PRQ/PRS」スキームは後記の参考文献[1]に示されるように他の歩調合せメカニズムと同様またはそれよりすぐれた性能を有する。PRQ/PRSスキームでは送信側がウィンドーの開始毎により多くの歩調合せクレジット（パケット伝送を行うための許可）を要求し、そして受信側はそれが歩調合せ要求を含むパケットを含んだすべての前のパケットを受領した後にのみ歩調合せクレジットの新しいウィンドーを許可する。

【0004】このプロトコルは2つの制御メッセージで、すなわち歩調合せ要求（PRQ）と歩調合せレスポンス（PRS）、の交換を介して行われる。PRQ/PRSスキームのキー的特性は、常時送信側が3以上の歩調合せクレジットウィンドーを有することなく、受信側が受け取るべき3個以上のパケットウィンドーを有しないことである。

【0005】歩調合せは二つの方法で行うことが出来る。その一つは「エンドツーエンド」法であり、ソースと宛先ノードのみが歩調合せに用いられ、他方は「ホップバイホップ」法であり、すべてのノードがノードに入りまたは出るパケットの歩調合せに寄与する。これらの内ホップバイホップ法は次の二つの点でより信頼性が高い（文献2）。

【0006】1. 「ホップバイホップ」フロー制御では潜在的に調整するスポットに隣接するノードは遅延で反応出来、そしてその問題を解消または軽減すべく送信を続けることが出来る。この緩みは二つの方法で、ネットワーク内の「遅延」に対する反応に大きな遅れ（エンドツー

(a)

特開平7-74780

10

エンドラウンドトリップ遅延時間に基づいて比較する）を必要とする「エンドツーエンド」フロー制御方法におけるよりも信頼性が高い。

【0007】2. ホップバイホップフロー制御ではリンクの特長性（衛星リンクの長い伝送遅延のようなもの）は局所ホップに対し分離される。

【0008】この「リンク分離」特性はネットワークの設計を著しく容易にする。例えばホップバイホップフロー制御を有するネットワークでは一つのノードのバッファ要件はそのノードを通過する伝送回路のすべてのパスではなく、付属するリンクによってのみ決まる。

【0009】デッドロック問題を扱うには2つの方法がある。その一つは送信側となったらパケットを落し、後にそれらを再送するものである。この方法はデッドロック問題を解決するが、「リブロック」すなわち再送信の永続的なくり返しによるものである。また、この方法ではパケットドロップは有効スループットが0となるように生じる（文献2）。可能ではあるがドロップパケット歩調合せメカニズムを減るリブロック確率目標に合せようようにすることは困難である。それ故、ドロップのパケット歩調合せ法は環境に過度に依存し、また劣化のものでないために望ましくない。

【0010】他の方法は歩調合せクレジットが許可されるときバッファを予め制限するものである。夫々の適正に送信されたパケットについて予め制限された一つの受信バッファがあるから、パケットはドロップされる必要がない。このポリシーに適合する特定の手法のリスクはバッファクラス（BC）法である（文献3）。BC法ではパケットとバッファはいくつかのクラスにグループ化される。同じクラスのパケットはバッファプールを共用する。数値のバッファ分類が提案されている。セッション型（文献4、5）、パス型（文献6）、ホップカウント（文献7）がそれである。バッファクラス法はデッドロックおよびサブロックがないであろうから非常に望ましいものである。

【0011】バッファ資源の有効利用を可能にしネットワークを介してのパケット遅延を制限するためには、ホップバイホップバッファクラス歩調合せ法のウィンドーサイズを固定することには望ましくない。適当ウィンドー歩調合せ法が米国特許第4,738,636号明細書に示されている。これはセッション型（バッファ分類の一つのタイプ）ホップバイホップ制御メカニズムを示している。この適当ウィンドー法は確立したセッションのウィンドーを減らしそして活性で遅延のないセッションのウィンドーを増加するように設計される。セッションの状態は送信装置と受信装置での待ち行列の長さにもとづく。遅延したセッションはその受信装置側で、或るしきい値より長い待ち行列を有し、活性でないセッションはその送信側で待ち行列を有する。夫々の調整中のウィンドーサイズはただけ増加または減少される。受信装

50



(7)

特開平7-74780

11

置は特定のセッションから余剰の歩留合せクレジットを請求するために送信側に別の制御パケットを送ることが出来る。

【0012】PRQ/PRSはスループットはウィンドーサイズの適正な設定で決まる。「パイプを酒杯としておく」ことの概念は文献【8】に示されるようにいくつかのキューイングの研究において認められている。文献【6】においては、ウィンドーサイズは、より大きい必要はないことが示されている（但し、 $W_m = 3 + \left( \frac{\text{リンク速度 (バケット/秒)}}{\text{ラウンドトリップ遅延 (秒)}} \right) \times \left( \frac{\text{ラウンドトリップ遅延 (秒)}}{\text{リンク速度 (バケット/秒)}} \right)$ ）。ウィンドーサイズの範囲、すなわち1から $W_m$ はリンク速度とリンク伝送時間積の値として増加する。明らかにウィンドー範囲が大きくなればウィンドー調整はそれだけ困難になる。例えば、米国特許第473636号明細書の適応型では固定割合をなすウィンドーを拡大させるものであるから低速環境では有効であるが高速では有効でない。例えばウィンドーサイズを100から50に減少させるために50回の反復を持つことは受け入れ難い。

【0013】上記の方法はウィンドー範囲が低速環境におけるように小さい（1〜10）場合に有効であることは明らかである。ウィンドー範囲が大きい（1〜200）高速ネットワークではこの方法は（a）ウィンドーサイズの調整に偏った値を用いるために応答が不充分でないため、および（b）「急制」の歩留合せクレジットの請求プロセス（1バケット/クレーム/セッション）におけるオーバーヘッドが大きいため有効でない。

【0014】米国特許第4727537号明細書はSTARIAN型コントローラ内でフロー制御を処理するための方法を開示している。この発明ではジャミング信号を示しており、これにより関連する送信および受信装置からのデータ伝送を停止する。

【0015】米国特許第4618259号明細書は適応歩留許可パケットの使用によりパケット切替ネットワークを介してのデータパケットのフロー制御法を開示している。この許可パケットはデータパケット群の伝送前にノードからノードに送られる。ノードはそのノードからの伝送を持っているパケット数が予定のしきい値を越えるときこの許可パケットを送る。更に予定の時間内は許可もとりパケットが入らないとき一つの許可パケットが元のポートから再伝送されるようになったタイムアウトメカニズムも示されている。

【0016】米国特許第4677616号明細書はバス型局所ネットワーク、例えばデータネット、についてのフロー制御法を開示している。この方法はすべての送信/受信端末のバッファ占有度をモニタして呼び出しウィンドーサイズを調整する中央システムコントローラを必要とする。このウィンドー法は一つの呼び出しのウィンドーサイズが新しい呼び出しセットアップがあるかあるいは現在の呼び出しが終了するまで同じままとなるから半固

12

定法である。

【0017】米国特許第4630264号明細書は非同期時分割多重化により1本の共用バスでの競合取扱プロトコルを開示している。2以上のステーションが競合しあるいは競合するステーションがない場合にウィンドーサイズを変更するためのウィンドー調整ルールが各ステーションに適用される。競合は競合期間のはじめに夫々の競合するステーションについて乱数を発生することにより解消され、そして1つのステーションの数が正しくそのウィンドーにおいて分配されるまでそのウィンドーを連続的に変更することにより競合が解決される。競合が解消してしまうと、パケットの送信が可能となる。

【0018】文 献：

【1】 E. Schartz, "Performance analysis of GMA virtual route pacing control," IEEE Trans. Commun., Jan. 1982.

【2】 M-S. Chen and B. Kadaba, "A class of efficient flow control schemes for computer networks," IBM Research Report, R12001, August 1986.

【3】 A. Glesler, A. Jaganamo, E. Kaser, and J. Han Ja, "Flow control based on buffer classes," IEEE Trans. on Commun., vol. COM-29, no. 4, 1981.

【4】 A. Baratz, J. Gray, P. Green, I. Jaffe, and D. Phoenix, "GMA networks of small systems," IEEE JSAC, vol. SAC-3, No. 3, May 1985.

【5】 L. J. Jaffe, "Routing and flow control in TMSR BT," IEEE Trans. Commun., vol. COM-29, No. 4, April 1981.

【6】 M-S. Chen, B. Kadaba, and G. Grover, "Efficient hop by hop buffer class flow control schemes," in Proc. GLOBECOM '87, Tokyo, Japan, 1987.

【7】 A. Glesler, B. Kasper, A. Koenig, and E. Pade, "Packet networks with deadlock-free buffer allocation-An investigation by simulation," GMD report, Darmstadt, Germany, 1976.

【8】 K. R. Ravi and J. Jaffe, "A new approach to performance oriented flow control," IEEE Trans. Commun., vol. COM-29, No. 4, April 1981.

【0019】

【発明を解決するための手段】本発明の目的は所定のウィンドーサイズになるまで最少数の反復を用いてパケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズを自動的に調整することである。

【0020】また本発明の目的はパケット伝送ネットワークを介してパケットを伝送する間の複数のセッション間で歩留合せクレジットを共有させるための方法および装置を提供することである。

【0021】従って本発明はパケット伝送ネットワークのリンクを介して送信装置と受信装置とのセッションにおけるウィンドーサイズを調整するための方法と装置



13

を提供する。本発明によれば、送信および受信装置間のセッションにおいて送られるべき次のウィンドーのサイズを示す歩調合せレスポンスが送信装置に送られる。次のウィンドーのサイズは送信装置が次のウィンドーにおいて送信しうるパケットの数である。次のウィンドーのサイズは2つの条件のいずれかが満足されたとき前のウィンドーサイズを減らすことにより決定される。第1の条件は $Q_L = 0$ であり、 $Q_L$ はこのネットワークの他のノードへの将来の伝送のために受信装置の待ち行列内に記憶されるパケットの数である。他方の条件は歩調合せ要求が特定の時間インターバル内に受信されなかった後に $Q_L = 0$ となることである。これら2つの条件の内のいずれかが満足されると、ウィンドーサイズは式 $W_S = \max(W_m, CNT - Q_L + B)$ で決定される。 $CNT$ はラウンドトリップ遅れ中に送信装置から受信装置により受信されるパケット数であり、 $W_m$ は最小ウィンドーサイズを示す予定のパラメータであり、 $B$ は予定のパラメータである。ラウンドトリップ遅れは送信装置から受信装置に送られるべき第1パケットに必要時間とこの第1パケットが受信装置に受信された後にその受信装置から送信装置に送られるべき第2パケットに必要な時間との和である。次のウィンドーサイズを計算すべきときに $Q_L = 0$ であり歩調合せ要求が特定の時間内に受信されなかったならば、この次のウィンドーサイズはそれが $W_m$ を予定のパラメータとして $CNT$ と $W_m$ の間の値として前のウィンドーサイズを増加することにより決定される。

【0022】従って本発明はパケットを伝送すべき期間の選ばれたセッション間で歩調合せクレジットを共用させるための方法と装置を提供する。これら歩調合せクレジットを共用するためには、各セッションに対応する送信待ち行列が将来の伝送用に記憶されたパケットを有するかどうかを決定するためのポーリングをセッションが行う。一つのセッションのポーリングがあるとき対応する待ち行列に伝送用に記憶されたパケットが無い場合には、少なくとも一つの歩調合せクレジットが共用クレジットプールに記憶される。これら歩調合せクレジットは共用クレジットプールから、伝送用に記憶されたパケットを有する対応送信待ち行列を有するセッションのそれぞれに配布される。

【0023】

【実施例】動的ウィンドー調整

まず、ネットワーク内の任意のセッションの任意のホップについてのウィンドー調整プロセスについて述べる。このプロセスはこのネットワーク内のすべてのセッションのすべてのホップにおいて適用されるものである。用語「ホップ」は2箇の隣接するノードおよびこれらノードを接続する手段を意味する。

【0024】図1に示すように、このネットワークを流れるパケット10は2つの部分、すなわち情報データフ

(8)

特開平7-74780

14

ィールド2と置出し1で構成される。見出しはパケット処理を援助するための通信プロトコルにより用いられる。この見出しは種々のビットを有するが、下記ビットのみが本発明において用いられる。

【0025】●RQS/RSPビット：このビットはパケットがデータ要求(RQS)パケットかレスポンス(RSP)パケットかを示すために用いられる。送信側はユーザ情報を有するパケット毎にRQS/RSPビット=ONにセットする。RQS/RSPがONのとき、このビットは要求ビットまたはRQSビットである。受信側は要求を受信したことを示すためにRQS/RSPビット=OFFをセットする。RQS/RSPビットがOFFのときこのビットは歩調合せレスポンスビットまたはWRビットとなる。

【0026】●歩調合せビット：送信装置は新しいウィンドーをスタートさせるたびに歩調合せビット=ONにセットする。受信装置は新しいウィンドーサイズと共にRSPビット(レスポンス)を送信装置にもどるとき歩調合せビット=ONにセットする。

【0027】●PRQ/PRS：これらパケットはRQS/RSPおよび歩調合せビットの組合せで識別される。

【0028】-PRQ：これは一つのウィンドーの第1パケットを使用する要求パケット(歩調合せ要求とも呼ぶ)であり、それ故歩調合せビットとRQS/RSPビットはONにセットされる。

【0029】-PRS：これはフロー制御アルゴリズムについて用いられるレスポンスパケットであり、それ故、歩調合せビットがセットされる。情報フィールドにおいてこのPRQパケットは送信装置により使用されるべき新しいウィンドーサイズを含む固有の情報を有する。

【0030】●WR (受信されたウィンドー)は各パケットの見出し内の、歩調合せレスポンス(PRS)の受信に続く第1パケットには送信装置によりセットされるビットである。このパケットはWR=ONを有する。去いかえるとWRは送信装置によるPRSの受信を「肯定」する。

【0031】本発明の新規な動的ウィンドー調整法はウィンドーサイズを変化させるべきときに1回の反復で最良のウィンドーサイズを見出す方法である。ウィンドーは段階的に減少されるので、最良のウィンドー減少量を正確に予測し1回でそれまで「縮小」する。ウィンドーサイズを大きくする場合にはこの方法はオーバーシュートするが、次の反復でこのオーバーシュートは修正される。

【0032】一つのセッションが前のウィンドーを捨てるとき新しいウィンドーを受けるときには、そのセッションはそのパケットが送信装置により充分高速で伝送されていらないから大きくするウィンドーを有することにな

50

15

る。同様に、後のウィンドーのバケットが受信側で前のウィンドーのバケットに追いつく場合にはそのウィンドーサイズは、受信装置が充分高速でこれらバケットを順方向に送ることが出来ないために大きすぎることになる。要するに、所望のウィンドーサイズは2つの値、すなわち (a) 低い送信または受信速度および (b) ウィンドーのターンアラウンドタイム (すなわち送信装置を出る P R Q とそれに入る次の P R S との間の時間) に基づくべきである。

【0.03.3】受信装置側において：

●C N T： カウンタは P R Q 受信と W K バケット受信間インターバルにおいて1つのノードに入るバケットの数である。C N T は受けて1「ラウンドトリップ遅延」におけるバケット受信速度をサンプリングする。

【0.03.4】●Q L： 待ち行列長は伝送待ち行列内のバケットの数である。受信装置側では C N T と Q L は受信バケットごとに増加し、Q L は送信バケットごとに減少する。

【0.03.5】送信装置側において：

●W W： W W はワーキングウィンドーサイズである。送信装置が伝送しようとするバケットの数である。W W は送信毎に1ずつ減少しそして P R S を受信しているときウィンドーサイズ (W S) は増加する。

【0.03.6】●N W： N W は許可された次のウィンドーのサイズである。N W は P R S の受信時に示される新しいウィンドー値により更新される。N W の値は Q L が 0 以上であるかどうかおよび歩調合せビットが 0 であるか

$$W S = \max (W_{min}, C N T - Q L + B)$$

但し、 $W_{min}$  は最小ウィンドーサイズを示す定数のパラメータ、B は減衰因子である。 $W_{min}$  はフロー制御オーバーヘッドを許容レベル内に維持するように選ばれる。値  $W_{min}$  と B は可調整のパラメータであり、実用的な理由で用いられる。例えば 10 個のデータバケットについて1個の制御バケット (例えば P R S バケット) があるように  $W_{min}$  と B は 10 と 2 であってもよい。

【0.03.8】待ち行列が空 (2.0.2) のとき、歩調合せビットを検査する (2.0.4)。歩調合せ遅延が歩調合せビットにより示されない場合には、送信装置はそれが受えるよりも大きいウィンドーを有し、そして受信装置はブロック 2.0.3 において再び新しい縮小されたウィンドーの計算を行う。

【0.03.9】以上、ウィンドーサイズを縮小する方法を述べた。この目的は送信バケット速度に整合するウィンドーサイズを与えることであるが受信ノードにおいて或る数のバケット B を待つことを可能にする。次の考察はこの方法を明確にするものである。

【0.04.0】●次のホップが狭いものでない場合には Q L

$$W S = \min (W_{min}, C N T + \alpha W_{min})$$

但し  $0 \leq \alpha \leq 1$ 、すなわち  $\alpha$  は 0 と 1 の間の値をとる調整パラメータである。

(8)

特開平7-74780

16

\* あるいは、式 1 または 2 を用いて計算された W S の最終値である。

【0.03.7】●L W R： L W R は最終歩調合せレスポンス (P R S) 受信時にデータバケットが送信されなかったことを示すために用いられるフラグである。

受信装置側アルゴリズム

このアルゴリズムは2つのパートを有する。第1パートはバケットが次のホップについて待ち行列とされる前に処理され、第2パートは送信装置が次のホップで送信のために1つのバケットをデキューするとき処理される。図2はこのアルゴリズムのフロー図であり、以下にこの方法の恒々の部分を詳述する。

パート1

図2において、第1バケットはブロック 2.0.1 でスタートし、ブロック 2.0.9 で終了する。ノードにバケットが入る (2.0.1) と、受信装置は見出し部内の W R ビットを検査する。このビットがセットされていない場合にはウィンドーサイズの調整は不要であり、それ故このバケットは直接ブロック 2.0.6 に入り、局所パラメータを更新する。しかしながら、W R ビットがセットされていれば次の要求についての正しいウィンドーサイズが計算される。その結果が前のウィンドーサイズについてと同一の値となることがありうる。ブロック 2.0.2 で Q L を検査する。Q L が 0 でない場合には前のウィンドーサイズが太過ぎたことになる。受信装置はブロック 2.0.3 において新しい縮小されたウィンドーサイズ (W S) を次のように計算する：

$$W S = \max (W_{min}, C N T - Q L + B)$$

但し B に近いものと考えることが出来る。従ってウィンドーサイズ (C N T で示される) は問題のラウンドトリップ遅延に  $\times$  適合し、パイプを満杯に維持する。

【0.04.1】●次のホップが狭いものとなれば Q L は新しいウィンドーが  $W_{min}$  へと縮小されるように大きくなる。

【0.04.2】●このセッションがほとんど不活性であればこの新しいウィンドーは  $W_{min}$  を超えて増加する必要がない。

【0.04.3】●通常、ウィンドーはいくつ分されるものであり、パラメータ B は遅延/スループット取引を決定し、そのノードにおけるバッファの利用度を決める。

【0.04.4】ブロック 2.0.4 において、待ち行列が空であって歩調合せビットがセットされている場合には、受信装置はその伝送速度を増加する要求を出すことが出来る。そして送信装置はより大きいウィンドーを要求する。そのような場合にはウィンドーサイズ (W S) は次のように増加される (2.0.5)：

$$W S = \min (W_{min}, C N T + \alpha W_{min})$$

【0.04.5】受信装置はそのセッションにおける将来のトラヒックについての情報をもたないから、C N T と W

(10)

特開平7-74780

17

の間の新しいウィンドーを「予想」しなければなら  
ない。しかしながらこの方法は、式(1)におけるウィ  
ンドーの最小がオーバーリアクションを常に高速で修正  
するから過予測に対しては応答しない。それ故、ウィ  
ンドーサイズをCNTからWWへと増加させる殆んど任  
意のヒューリスティックは急速に「収斂」する。式  
(2)はその一例と見るべきである。

【0.046】任意の受信パケットについて受信する受信  
装置は待ち行列のサイズを増加せねばならない。しか  
しながら、CNTはリセットされるまで受信パケット毎  
に増加する。これは、歩調合せビットがセットされると  
きリセットされる。かくして、任意の受信パケットにつ  
いて、歩調合せビットがONであれば、CNTは0にセ  
ットされる(2.0.6, 2.0.7)。しかしながら、歩調合  
せビットがOFFであればCNTは1だけ増加される  
(2.0.6, 2.0.8)。段階2.0.7または2.0.8後に受信  
パケットは待ち行列へ送れる。

#### パート2

送信待ち行列内のすべてのパケットは送信装置プロト  
コルのもとにある。しかしながら、受信装置は、この待ち  
行列を出るすべてのパケットについて、確実にQ上を更  
新(2.1.0)。し、歩調合せビットを検査(2.1.1)す  
る。歩調合せビットがセットされると、WSからウィ  
ンドーサイズをもってRRS(歩調合せレスポンス)パケ  
ットをつくり、それをそれ自体のホップの送信経路へ送  
り返す(2.1.2)ことは受信側の責任である。

【0.047】上記の手順で計算された新しいウィンドー  
サイズが受信側における使用可能な「無拘束」パケット  
バッファの数を越えることがありうる。その場合には、  
受信パケットバッファの過剰量を減らすために受信装置  
は2つの数、すなわち使用可能な「無拘束」パケットバ  
ッファの数(これはWSより小さい)と上記手順により  
計算された「理想」的な新しいウィンドーサイズ(W  
S)、を互に歩調合せレスポンス(RRS)を送  
る。歩調合せRRSパケットは1つの数についてのみフ  
ォイルされるデータを有する。送信装置がそのような歩  
調RRSを待るときは、問題のセッションについて使用可  
能な無拘束量を「新しいウィンドー」として使用する  
る。しかしながら、送信装置は後述する共用クレジット  
プール(SCP)から歩調合せクレジットの両者の数を  
減算することにより理論的な新しいウィンドー数の値ま  
で「次のウィンドー」を増加させることも出来る。

#### 送信側アルゴリズム

図3において、送信装置のフロー制御アルゴリズムは2  
つの独立した事象によりトリガーされる。待ち行列が送  
信すべきパケットを有する(3.0.1-3.0.7)かあるい  
はPRSが受信装置から入ったか(3.0.8)である。パケ  
ット送信プロセスはWW>0の形で送信装置からの許可  
を要求する。この許可はブロック3.0.1で検査される。  
WWが0より大であれば送信装置はそのパケットを待ち

18

行列からはずしめしてワーキングウィンドーサイズを1  
だけ減少させる(3.0.2)。

【0.048】この減少されたワーキングウィンドーサイ  
ズは次に歩調合せレスポンスから入る最後のウィンドー  
サイズの値と比較される(3.0.3)。このワーキングウ  
ィンドーサイズが歩調合せレスポンスから入るWSの最  
終値より小さければ、この歩調合せビットはONにセ  
ットされる(3.0.4)。次にLWRフラグが検査される  
(3.0.5)。このフラグがONにセットされれば待ち行  
列からはずされたパケット内のWRビットがONにセ  
ットされる(3.0.6)。上述のように、LWRフラグをO  
Nにセットすることは送信装置に入った最新の歩調合せ  
レスポンス以来データパケットが伝送されなかったこと  
を示す。最後に、待ち行列をはずれたパケット(3.0  
2)は受信装置に送られる(3.0.7)。待ち行列の長さ  
あるいはウィンドーサイズとは無関係に送信装置はPR  
Sを受信しうる。PRSの処理はブロック3.0.8を示  
す。NWのリセットはPRSがNWについて新しい値を  
有することを意味する。これは図1の情報の一部分であ  
る。

#### 共用クレジットプール

図4は共用クレジットプール(SCP)を有する送信装  
置の構造を示す。各セッションは送信待ち行列(4.0  
4, 4.04', 4.04''), LWR, WWおよびNWを  
示すためのビット(4.05, 4.05', 4.05'')およ  
びIDLEビット(4.06, 4.06', 4.06'')を維  
持する。図7にはセッション9.0.1, 9.0.2, ..., 9.0.nを  
示す。

【0.049】一つのセッションのON IDLEビット  
はそのセッションがアイドルである、すなわち空の送信  
待ち行列を有する、ことを示すために用いられる。成る  
規則に従いそしてセッション間の送信順位を定める1つ  
のスケジューラ4.0.1がある。2つのスケジューラモ  
ードすなわち排他モードおよび共用モードがある。このス  
ケジューラはまたスケジューリングモードをセットする  
ためにレジスタ、最終送信4.0.3を必要とする。

【0.050】図5は送信装置がスケジューラセッション  
についてのパケットを選び、あるいはそれから歩調合せ  
カウンタを減らすプロセスを示す。このプロセスはプロ  
ット5.0.1における選択されたセッションでスタートす  
る。このプロセスはそのセッションが空の待ち行列を有  
するかどうかのブロック5.0.2における決定により条件  
づけられる。この待ち行列が空であり、そのセッション  
のIDLEビットがセットされていない(5.0.3)なら  
ば、IDLEビットがセットされ(5.0.4)そしてW  
を減らすセッションの歩調合せカウンタが共用クレジ  
ットプールに送られる(5.0.5, 5.0.6)。待ち行列が空  
でなくセッションが0でない歩調合せカウンタを有する  
場合(5.0.7)には、データパケットがそのセッション  
自体の歩調合せカウンタの1つを用いて送られる(5.0

(11)

符号表 7-7478Q

19

20

8, 509)。このセッションが自体の歩調合せカウントを有しない場合には、スケジューリングが共用モードであればSCPからの歩調合せカウントを使用する。

\* (510, 511, 512, 513)。W' はシステムパラメータであり、次のような値とする。

(0051)  
total receive buffers.

このプロセスはスケジュールされたすべてのセッションについて無限にくり返される。

【0052】図5はスケジュールモードの処理プロセスを示す。2つのスケジューリングモード、すなわち共用モードと排他モードがある。排他モードではセッションはデータパケットの送出についてそれ自体の歩調合せカウントを使用しなければならない。共用モードではIDLE=1のセッションはデータパケットの送出にSCPからの歩調合せカウントを用いることが出来る。このプロセスは最終送信の初期化(600)および現在選ばれるセッション(601)でスタートし、そして現在のスケジューリングモードで条件づけられる(602)。このスケジューリングが排他モードであれば、このプロセスは選ばれたセッションがデータパケットを送信するかどうか(603)に従う。このセッションがデータパケットを送る場合には、このモードは変更されず、そして最終送信が606に於いて選ばれたセッションを記録するために更新される。このセッションがデータパケットを送信しない場合には、最終送信セッション(604)は選ばれたセッションの2つのスケジューリング間でセッションがデータパケットを送らないことを示す。これは、データパケットの送出にそれ自体の歩調合せカウントを用いるセッションがない場合である。このスケジューリングモードはこのことを共用モード605に切換えられる。

【0053】このスケジューリングは1つのセッションがそれ自体の歩調合せカウントを用いてデータパケットを送ることが出来るようになるまで最初に共用から排他モードに切換えられる。従ってスケジューリングが共用モードであれば、選ばれたセッションが(1)非空送信待ち行列(2)、IDLEのOFFへのセット(608)および(3)非0歩調合せカウント(609)を有する場合にスケジューリングは排他モードに切換わる(610)。

【0054】IDLE=0のセッションは、データパケットが新しいウィンドウを待てるまですなわちそれが新しいPRSを受けるまで共用スケジューリングモードでデータパケットを送るためにSCPからの歩調合せカウントを用いる。従って、IDLEビットはPRSの受信により0にリセットされる。図7はIDLEビットのリセットプロセスを示す。このプロセスはセッションがPRSを受けたときトリガーされる(701)。次にIDLEがOFFにセットされ(702)そしてPCがPRSに特定される値にセットされる(703)。

【0055】SCP内の歩調合せカウントは過大になつ

てはならない。そうでないと受信装置はその受信バッファの制御を失うことになる。もどりクレジット(または単にRC)と呼ばれる独立した歩調合せメッセージ(1PM)がこの手順について考えられる。送信装置は通常スケジューリングが共用モードであるときのような適当な時点でRCを送信する。しかしながら、SCP内の歩調合せカウントが予定のしきい値を超えたならば、歩調合せクレジットのもどりが促進される。歩調合せカウントのいずれのもしきい値を用いてもSCP内に或る量の歩調合せカウントを維持することが望ましい。好適な値はW<sub>max</sub>である。図8はこのプロセスを示しており、適当な時点はスケジューリングが共用モードにあるときである。このプロセスはSCPがしきい値より多く歩調合せカウントを累積したかどうか(801)により条件づけられる。多く累積していれば直ちに(SCP-W<sub>max</sub>)歩調合せカウントをもつRCを送信し(802)そしてSCPをW<sub>max</sub>にリセットする(803)ことにより促進される。このしきい値を超えない場合には、(SCP-W<sub>max</sub>)歩調合せカウントを有するRCは、(1)SCPがW<sub>max</sub>より多い歩調合せカウントを有しそして(2)時が適当である、すなわちスケジューリングが共用モードであるときにのみ送られる(805)。また、RCが上記2つの条件下で送られるときはSCPがW<sub>max</sub>にリセットされる(807)。このプロセスは歩調合せカウントがSCPに所望されるいは共用スケジューリングモードにおけるように時が適当であれば活性化される。

【図面の簡単な説明】

【図1】RQS(要求)/RSP(レスポンス)ビット、歩調合せビットおよびWR(受信ウィンドウ)ビットを有するパケットの構成図。

【図2】受信装置について本発明で使用するアルゴリズムのフローチャート。

【図3】送信装置について本発明で使用するアルゴリズムのフローチャート。

【図4】共用クレジットプールを有する送信装置の構成を示す図。

【図5】送信装置がパケットを送りあるいは歩調合せカウントを集めるプロセスの概略図。

【図6】共用および排他スケジュールモード間の切替プロセスを示すフローチャート。

【図7】送信装置による歩調合せレスポンスの受信によるアイドルビットと歩調合せカウントのセッティングを示す図。

【図8】プール内の歩調合せカウントが過大となったと

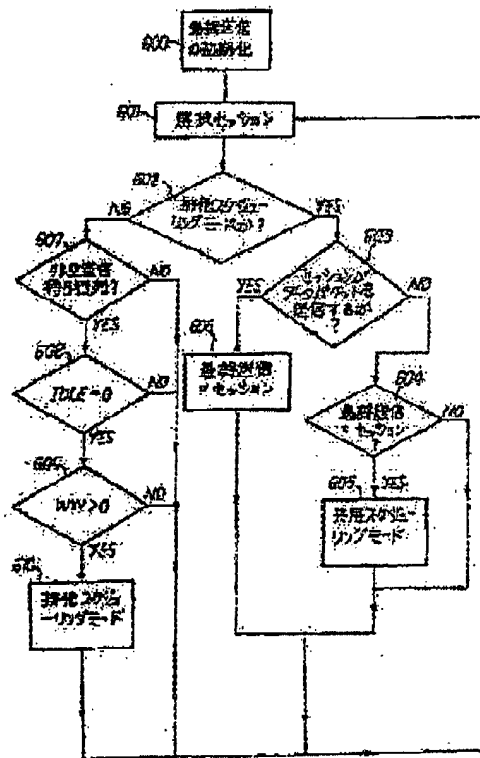




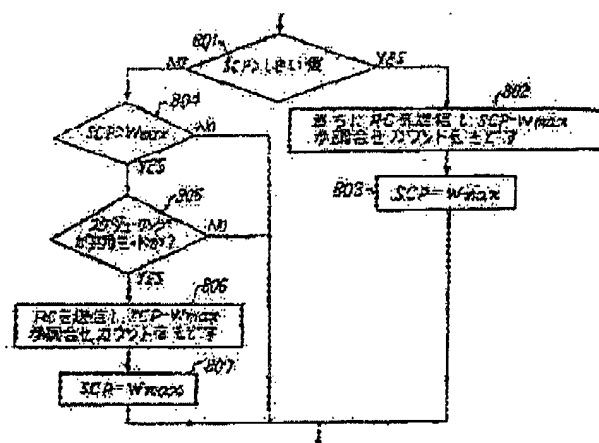
(14)

特開平7-74780

【図8】



【図8】



フロントページの続き。

(72)発明者 モン・ソジ、デビッド  
 アメリカ合衆国ニューヨーク州、カトナ、  
 サミュエル、バーディー、レーン、1

(72)発明者 バラド、クマール、カダバ  
 アメリカ合衆国ニューヨーク州、ピークス  
 キル、マイケル、コート、11  
 (72)発明者 マーク、アダム、カプラン  
 アメリカ合衆国ニューヨーク州、バーディ  
 ース、ヤークス、ロード (番地なし)